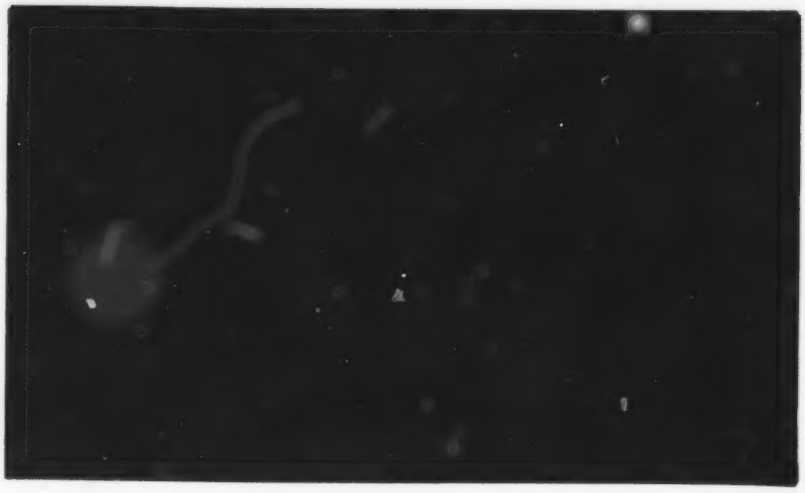
**CENTRE**
**DE RECHERCHE**
**SUR LES TRANSPORTS**
(CRT)
CENTRE
FOR RESEARCH
ON TRANSPORTATION

UNIVERSITÉ DE MONTRÉAL
ÉCOLE DES HAUTES ÉTUDES COMMERCIALES
ÉCOLE POLYTECHNIQUE



C.P. 6128, SUCCURSALE A
MONTRÉAL (QUÉBEC)
CANADA
H3C 3J7

TÉLÉPHONE : (514) 343-7575
TÉLEX : 05-24146 BIBPOLYTEC
TÉLÉCOPIEUR (FAX) : (514) 343-7121

CRT-666

# UNE APPROCHE DE RECOUVREMENT D'ENSEMBLES POUR L'ÉTABLISSEMENT D'HORAIRES DE CHAUFFEURS DANS LE TRANSPORT ROUTIER DE CHARGES PARTIELLES

par

Teodor Gabriel Crainic[1,2]
Jacques Roy[2]

[1] Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal, C.P. 6128, Succursale "A", Montréal, Québec, Canada H3C 3J7.

[2] Département des Sciences administratives, Université du Québec à Montréal, Case postale 6192, Succursale "A", Montréal, Québec, Canada H3C 4R2.

Cette étude a été rendue possible grâce à une subvention du F.C.A.R. (action concertée sur le transport des marchandises), du Conseil de Recherches en Sciences Naturelles et en Génie du Canada, et de la Fondation de l'Université du Québec à Montréal.

Centre de recherche sur les transports - Publication #666

Novembre 1989

90-01611/

Dépôt légal - 4e trimestre 1989

*ABSTRACT*

The load plan of a LTL motor carrier determines the services it operates and the frequencies it offers. To satisfy the stable part of the demand for transportation, regular driver routes have to be build. These routes have to cover the planned services and to abide by the laws, regulations and conventions that regulate the driver's workload, while guaranteeing the timely delivery of goods at the destination terminal. The objective is to minimize costs and to insure an efficient fleet utilization. We examine the problem characteristics and propose a modeling and algorithmic approach, based on set covering ideas. Results of an actual application are also presented.

KEY WORDS: LTL Motor Carrier Transportation,
Routing and Crew Scheduling,
Set Covering.

*RESUME*

Le plan de transport d'une entreprise de camionnage de charges partielles détermine les services et fréquences à offrir. Pour assurer le service de base et répondre à la partie stable de la demande, il faut établir un ensemble de routes–horaires régulières qui couvrent les services et respectent les lois, règlements et conventions régissant le travail des chauffeurs, tout en assurant la livraison à temps des marchandises au terminus de destination. L'objectif est de minimiser les coûts d'opération et d'assurer une utilisation efficace de l'équipement. Nous examinons les caractéristiques du problème et présentons une approche de modélisation et de résolution basée sur des techniques de recouvrement d'ensembles. Les résultats des expérimentations effectuées à partir d'une application industrielle sont également présentés.

MOTS CLES: Transport routier de marchandises en charges partielles,
Etablissement de routes et horaires,
Modèles de recouvrement de réseaux.

# I. INTRODUCTION

Les entreprises de camionnage de charges partielles ont souvent recours à l'utilisation de routes–horaires régulières pour satisfaire la partie stable (représentant de 60% à 80% de la demande totale, selon les saisons) de la demande de transport intercité des marchandises. Ces transporteurs peuvent ainsi assurer à leurs principaux clients un service fiable, tout en offrant à leurs chauffeurs la possibilité de choisir, parmi un ensemble de routes régulières, celles qui leur conviennent le mieux. Ce choix s'effectue, dans la plupart des cas, selon l'ancienneté des chauffeurs dans l'entreprise. L'utilisation de routes–horaires régulières permet aussi de mieux contrôler et d'améliorer l'utilisation de l'équipement et facilite la répartition.

L'élaboration de telles routes–horaires suppose qu'on ait préalablement défini, lors de la phase de *planification tactique* (Crainic et Roy, 1988), un *plan de transport* ou *plan de chargement (''load plan'')* pour la partie stable de la demande. Ce plan tient compte des compromis à respecter entre la satisfaction des niveaux de service offerts à la clientèle et la minimisation des coûts d'opération, et détermine:

- les types de services de transport prévus entre chaque paire de terminus et leurs fréquences;
- les itinéraires (suite de services et terminus de consolidation) qu'emprunteront les marchandises depuis leur origine jusqu'à leur destination finale;
- les mouvements de remorques vides pour rééquilibrer le réseau.

Un tel plan de transport peut être établi, par exemple, en utilisant le logiciel NETPLAN (Roy et Delorme, 1989) qui fut développé à partir du modèle de planification tactique de Roy (1984) et de la méthodologie proposée par Crainic (1982, 1988) et Crainic et Rousseau (1986).

Des routes–horaires régulières sont ensuite conçues de façon à ''couvrir'' les services prévus au plan de transport, tout en respectant les règles établies dans la convention collective de travail des chauffeurs et les lois régissant leur temps de travail. L'objectif est, dans ce cas, d'assurer la livraison à temps des marchandises au terminus de destination et de minimiser les coûts d'opération et le nombre de déplacements de remorques vides et de tracteurs sans remorque (les ''nus'').

La difficulté, néanmoins, consiste à élaborer des routes régulières efficaces. En effet, les coûts associés à différents ensembles de routes régulières varient en fonction:

(i) du degré d'utilisation des heures productives permises par les lois et la convention collective;

(ii) de la fréquence des temps d'arrêt pour changer de remorque, faire le plein et autres temps d'attente;

(iii) de l'utilisation du surtemps;

(iv) des frais auxiliaires tels que les frais d'hébergement, de repas, etc.

Devant l'ampleur du problème, les gestionnaires des entreprises de camionnage, qui doivent résoudre ces problèmes manuellement, se contentent généralement d'analyser un nombre restreint de combinaisons de routes possibles (souvent en modifiant l'ensemble de routes utilisé lors de la période précédente de planification), se fiant à leur expérience pour obtenir un ensemble efficient de routes régulières. Or, cette approche s'avère insuffisante dans un contexte d'évolution rapide de l'industrie et, surtout, dans le cadre de la réglementation plus stricte, actuellement en vigueur, concernant la durée des périodes de conduite et de repos.

A notre connaissance, il n'existe pas de références portant directement sur ce sujet. Toutefois, l'analyse des caractéristiques du problème et des comparaisons avec l'établissement des horaires d'équipage pour les autres modes de transport (Rousseau, 1984), nous ont amené à conclure que le cas de la construction de routes–horaires régulières présente des similitudes importantes avec celui concernant les horaires des équipages d'avions (Crainic et Rousseau, 1987).

Nous proposons donc une approche de modélisation et résolution de ce problème basée sur une formulation de recouvrement d'ensembles et des techniques de génération de colonnes. Des précisions supplémentaires sur la problématique du transport interurbain de charges partielles par camion en général, et sur celle des horaires des chauffeurs en particulier, se trouvent dans les articles de Delorme, Roy et Rousseau (1988) et de Crainic et Roy (1989).

Le plan de l'article est le suivant. La deuxième section définit les notions fondamentales du problème de la génération et de la sélection du meilleur ensemble de routes–horaires régulières dans le camionnage de charges partielles. La section III présente la formulation du modèle ainsi que certaines de ses propriétés les plus importantes pour une résolution efficace,

et la quatrième expose la méthode de résolution que nous utilisons. La cinquième section traite du problème de génération des segments, tandis que la sixième est dédiée à la description de la méthode de génération des routes–horaires. La section VII présente les résultats des expérimentations effectuées à partir d'une application industrielle et analyse l'efficacité de la méthode proposée. Nous concluons par une discussion des implications pratiques et théoriques de nos travaux et de leur orientation future.

## II. DEFINITIONS ET NOTATIONS

Définissons la *période de planification* (ou, plus brièvement, *période*) comme la période de temps, habituellement une semaine, pour laquelle les routes–horaires doivent être spécifiées. Cet horaire sera ensuite répété pour les périodes subséquentes. Toutes les occurences temporelles des diverses composantes du problème seront indiquées par rapport à l'heure zéro du début de la période de planification.

Une période se décompose normalement en plusieurs jours, chaque *jour* correspondant à un cycle de travail et temps libre (incluant le repos). Il faut noter que pour le camionnage interurbain de charges partielles un jour ne correspond pas directement à une journée du calendrier: la période de travail du chauffeur commence dans la soirée et se termine le lendemain matin. Il faudrait donc parler plutôt de nuit de travail. Pour des raisons de clarté, nous utilisons cependant les notions plus traditionnelles de *journée (période) de travail* et *période de repos*.

Le problème qui nous intéresse s'inscrit dans le cadre plus large de la planification des opérations de l'entreprise de camionnage de charges partielles. On retrouve donc dans sa formulation une notion importante, soit celle de service.

Un *service* définit un mode de transport offert entre un terminus d'origine et un terminus de destination. Un service est également caractérisé par la route (ou parcours) qu'il emprunte de son origine à sa destination. Cette dernière caractéristique est toutefois peu pertinente, donc négligée, au niveau tactique. Elle prend cependant une place importante dans la définition et la génération des routes–horaires, comme nous le verrons dans ce qui suit. La *fréquence* est une autre caractéristique importante d'un service; elle correspond au niveau de ce service (nombre de départs) pour la période de planification choisie. L'ensemble de tous les services offerts par une entreprise de camionnage définit son *réseau de service*.

Les composantes fondamentales de notre problème s'articulent autour des notions de *parcours* de service, *segment* et *route–horaire* pour les chauffeurs. Ces éléments possèdent tant des attributs descriptifs, tels que localisation, durée, etc., qu'une dimension temporelle indiquant le moment de l'accomplissement dans le temps du déplacement correspondant. Nous appelons cet instant, *temps du départ*.

Il est à remarquer qu'un élément ne possède qu'une seule description physique, mais qu'en général il a plusieurs occurrences temporelles, tel un trajet entre deux villes données qui est parcouru à plusieurs reprises pendant la période de planification. Pour distinguer ces deux aspects, descriptif et temporel, nous faisons donc précéder le nom de l'élément du préfixe *méta* lorsque le deuxième aspect n'est pas pertinent.

Nous décrivons la structure et les opérations de l'entreprise de camionnage de charges partielles en termes de divers *réseaux*. Ces réseaux sont tous définis par le même ensemble de noeuds, leurs liens pouvant cependant varier.

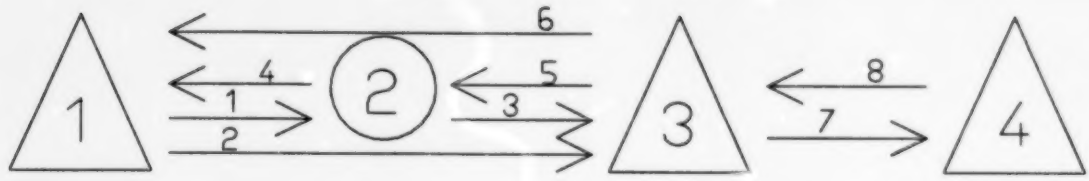
En général, une entreprise de camionnage de charges partielles opère un réseau de terminus, chacun étant situé dans, ou près d'une agglomération et à partir desquels les clients sont servis. Ces terminus ont des tailles variées et peuvent jouer des rôles bien différents; mentionnons les terminus de classification/consolidation (''breakbulk'') et ceux de fin–de–ligne (''end–of–line'') où on ne traite, en général, que le trafic local provenant ou allant vers le terminus de consolidation désigné. Ces nuances, importantes pour l'établissement du plan de transport, sont moins pertinentes dans le cas qui nous intéresse. Nous faisons donc l'abstraction de confondre ville et terminus et de ne pas distinguer les divers types de terminus.

Un *noeud* représente un point géographique où une opération peut être effectuée. Un noeud peut ainsi être soit un *terminus*, soit un *point de relève*. A un point de relève, un chauffeur peut changer de remorque mais aucun service ne peut y débuter ou finir. Une *base* est un terminus (ou plutôt la ville où ce dernier est situé) où des chauffeurs sont stationnés.

La figure 1 illustre ces définitions. Les noeuds 1, 3 et 4 représentent des terminus, de tailles et importances variées, qui sont aussi des bases, tandis que le noeud 2 indique un point de relève.

Appelons $B$ l'ensemble des bases, $T$ l'ensemble des terminus et $N$ l'ensemble des noeuds, avec $B \subseteq T \subseteq N$. Définissons $d_j^n$ comme la *durée moyenne de l'opération* au noeud $j$, $j \in N$. Cette durée varie évidemment selon le type de noeud.

Un *métasegment* représente une liaison entre deux noeuds du réseau qui, d'après les règles et politiques de la compagnie, peut être effectuée sans opération intermédiaire. Soit $\Sigma$




(Δ : terminus; O : point de relève)

Figure 1. Ensemble de noeuds et réseau des métasegments

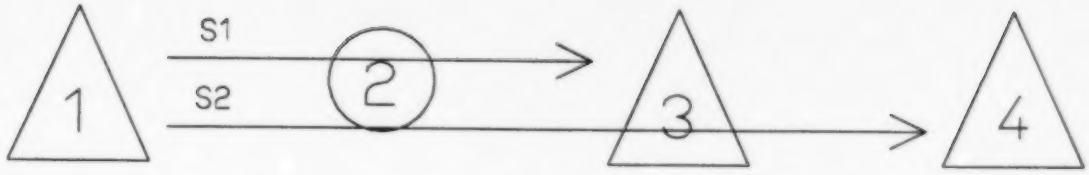
l'ensemble de tous les métasegments. Pour un métasegment *sigma*, $\sigma \in \Sigma$, définissons:

- *Origine* $O_\sigma$, $O_\sigma \in N$;
- *Destination* $D_\sigma$, $D_\sigma \in N$;
- *Durée moyenne de parcours* $d_\sigma^p$;
- *Fréquence* $f_\sigma^p$ : le nombre de fois que le métasegment σ est utilisé par les services spécifiés par le plan de transport courant, pendant la période de planification.

Les métasegments définissent un réseau, $G_\Sigma = (N, \Sigma)$, représentant les déplacements permis par les règles et politiques de la compagnie. Les divers *parcours* possibles des services sont également définis à partir de ce réseau.

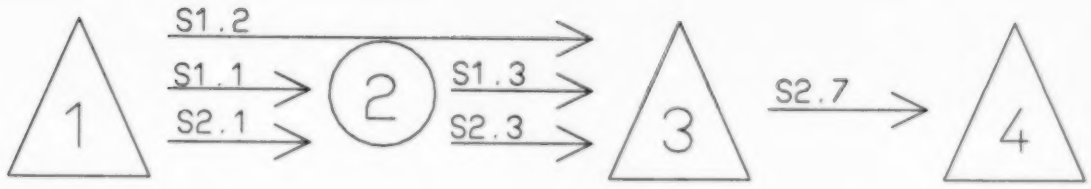
Ainsi dans le réseau illustré à la figure 1, 8 métasegments précisent les mouvements permis entre les noeuds du réseau. Ici, l'absence de métasegments reliant directement les terminus 1 et 4 n'indique pas une absence de liaison routière, mais reflète plutôt une politique interne de la compagnie hypothétique dont le réseau est illustré. Sur ce réseau, les deux services illustrés à la figure 2 utilisent les parcours présentés à la figure 3. En particulier, on peut remarquer qu'un service peut emprunter plusieurs parcours (le service S1 en a deux), et qu'un même métasegment peut apparaître dans les parcours de plusieurs services (tel les métasegments 1 et 3).

Un *segment*, $s \in S$, est un métasegment auquel on ajoute une dimension temporelle en spécifiant son *temps du départ* $t_s$. Ainsi, à un même métasegment $(O_\sigma, D_\sigma)$ peuvent correspondre plusieurs segments, $(O_s, D_s, t_{s1})$, $(O_s, D_s, t_{s2})$, $\cdots$ $(O_s, D_s, t_{sn})$ dont seulement les temps de départ diffèrent. $S$ représente l'ensemble des segments.




(Δ : terminus; O : point de relève)

Figure 2. Réseau des services




(Δ : terminus; O : point de relève)

Figure 3. Réseau des parcours (services)

Les segments et les métasegments constituent les unités de base qui composent les parcours des services et les routes–horaires des chauffeurs. Ils forment donc un des éléments primordiaux de notre modèle, à qui ils fournissent les contraintes, et de nos procédures d'analyse des services et de génération des routes.

Une *métaroute* est une suite légale de métasegments débutant et finissant à une même base. La métaroute sera dite *normale* si elle ne comporte aucune période de repos à l'extérieur de la base, et *étendue* dans le cas contraire. Une métaroute dont chacun des métasegments la composant n'apparaît qu'une fois est appelée *simple*. Autrement, nous parlerons d'une métaroute *répétitive*. Le tableau 1 contient quelques métaroutes générées à partir des métasegments du réseau défini à la figure 1. Notons que le métasegment (3,3) représente une période de repos au noeud 3.

Une métaroute *omega*, $\omega \in \Omega$, où $\Omega$ est l'ensemble des métaroutes, est décrite par les attributs suivants:

| DESCRIPTION | TYPE |
|---|---|
| (4,3) (3,2) (2,3) (3,4) | NORMALE – SIMPLE |
| (1,3) (3,3) (3,1) | ETENDUE – SIMPLE |
| (1,2) (2,1) (1,2) (2,1) | NORMALE – REPETITIVE |

Tableau 1. Exemples de métaroutes

- *Base* $b_\omega, b_\omega \in B \subseteq N$; la base représente à la fois l'origine et la destination de la métaroute;
- *Composition* $\kappa_\omega$, indiquant la suite de métasegments et, éventuellement, de périodes de repos hors base, la formant;
- *Durée totale* $d^t_\omega$, incluant le temps affecté à la conduite du véhicule, l'attente aux noeuds du réseau, ainsi que les périodes de repos;
- *Durée de parcours* $d^p_\omega$, indiquant le temps total de conduite calculé comme la somme des durées moyennes de parcours des segments composant la métaroute:

$$d^p_\omega = \sum_{i \in \kappa_\omega} d^p_i \; ;$$

- *Durée de travail* $d^w_\omega$, représentant le temps total où le chauffeur est disponible, c.-à-d. lors de la conduite de son véhicule et de l'attente à un noeud pour qu'une opération se complète;
- *Coût* $c_\omega$, définit à la section VI.

Une *route–horaire* (ou, plus simplement, une *route*) est une suite légale de segments débutant et finissant à la même base. C'est donc une métaroute à laquelle on a adjoint une dimension temporelle en spécifiant les temps du départ de chacun de ses métasegments. Une route a donc un *temps du départ*, noté $t_r$, correspondant au temps du départ de son premier segment. Les autres définitions et notations relatives aux métaroutes s'étendent également aux routes, avec les ajustements appropriés. En particulier, une route–horaire *répétitive* contient au moins deux occurrences, temporellement différentes, du même métasegment.

Ces routes–horaires constitueront les horaires que les chauffeurs choisiront par ancienneté. Elles sont donc les variables de notre modèle.

## III. MODELISATION

Cette section est dédiée à la présentation de la formulation mathématique du problème, ainsi que de quelques propriétés utiles lors des diverses procédures de résolution.

### 3.1 Le modèle

Précisons d'abord quelques définitions et éléments de notation.

La période de planification est formée de $p$ périodes ou journées (habituellement 5). Conséquemment, l'ensemble des segments se décompose en $p$ sous-ensembles mutuellement exclusifs:

$$S_j = \{\, s \in S \mid \text{le segment débute à la période } j,\ 1 \le j \le p \,\}$$

$$S = S_1 \cup S_2 \cup \ldots \cup S_p \quad \text{et} \quad S_j \cap S_i = \emptyset \ \forall\ i,j \quad 1 \le i,j \le p.$$

Notons $n_S = |S|$, la cardinalité de l'ensemble $S$ et $n_{S_j}$ celle de l'ensemble $S_j$, $1 \le j \le p$.

Soit $R$, l'ensemble des routes–horaires. Une route–horaire $r$, $r \in R$, a un coût $c_r$ et est composée d'une suite de segments et, éventuellement, de périodes de repos hors base. Réécrivons $\kappa_r$, la composition de la route–horaire $r$, comme un vecteur $a_r = (a_{ir}) \ge 0$, de dimension $(1 \times n_S)$, où

$$a_{ir} = \begin{cases} 1 & \text{si le segment } i \text{ est contenu dans la route } r, \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Parallèlement à la classification des segments, l'ensemble des routes–horaires, $R$, se sépare en $p + 1$ sous-ensembles $R_1, R_2, \cdots R_p, R_e$, où

$$R_j = \{\, r \in R \mid \forall\ s \in \kappa_r, s \in S_j \,\} \quad 1 \le j \le p$$

$$R_e = \{\, r \in R \mid r \text{ route étendue} \,\}.$$

Les ensembles $R_j$, $1 \le j \le p$ contiennent donc uniquement des routes–horaires normales. Notons $n_R = |R|$, la cardinalité de l'ensemble $R$ et $n_{R_j}$ celle de l'ensemble $R_j$, $1 \le j \le p + 1$.

Définissons les variables de décision:

$$x_r = \begin{cases} 1 & \text{si la route } r,\ r \in R \text{ est choisie,} \\ 0 & \text{sinon.} \end{cases}$$

Le modèle du choix de l'ensemble optimal des routes–horaires s'écrit alors:

$$(PRH) \qquad \textit{Minimiser} \sum_{r \in R} c_r x_r$$

$$\textit{Sujet à} \sum_{r \in R} a_{ir} x_r \geq 1 \qquad \forall s \in S$$

$$x_r \in \{ 0, 1 \} \qquad \forall r \in R$$

Ce modèle suit la formulation classique d'un modèle de *recouvrement d'ensembles* (Salkin, 1975 ou Garfinkel et Nemhauser, 1972).

Le signe d'inégalité dans la contrainte de recouvrement indique qu'un même segment pourra être recouvert par plusieurs routes sélectionnées dans la solution optimale. Cette situation correspond soit à un ''nu'', soit au transport d'un chauffeur jusqu'à un point donné du réseau où il prend un tracteur et la (les) remorque(s) prévue(s). Ces cas sont indésirables et, en pratique, assez rares. Nous devons cependant en tenir compte. Nous avons donc dû, pour en assurer la réalisabilité, choisir un modèle de *recouvrement* plutôt qu'un modèle, plus intuitivement approprié, de *partitionnement* d'ensembles. Nous reviendons à ce problème lors de l'analyse des résultats.

La structure des contraintes du modèle est représentée par la matrice $A$, de dimension $(n_S \times n_R)$, dont chaque colonne $A_{\bullet r}$ correspond à une route–horaire $r$, $r \in R$, tandis que chaque ligne $A_{i\bullet}$ correspond à un segment $i$, $is$. Cette structure, illustrée à la figure 4, suggère une approche ''naturelle'' de décomposition pour la résolution du problème. Nous présentons cette approche à la section IV.

### 3.2 Règles de réduction

Plusieurs règles ont été proposées dans la littérature traitant des problèmes classiques de recouvrement d'ensembles (voir, entre autres, Salkin, 1975 ou Garfinkel et Nemhauser, 1972), afin de réduire la taille de la matrice de contraintes sans affecter l'optimalité de la solution.

Quoique mathématiquement exactes et intuitivement attirantes, ces règles ne sont toutefois pas toujours pratiques, surtout lorsque le problème est de très grande taille. Ceci est principalement dû au fait que toutes les colonnes doivent être générées avant que les règles puissent être appliquées.

Etant donné l'approche de résolution que nous proposons pour le problème de l'établissement des routes–horaires, certaines de ces règles peuvent cependant être appliquées avec succès, soit lors de l'optimisation, soit lors de la génération des routes normales.

**Règle 1** (couverture unique)

Si pour un $i$ et un $r$ quelconques, $A_{i\bullet} = (e_r)^T$, où $e_r$ représente le vecteur unitaire d'ordre $r$, alors dans toute solution optimale $x_r = 1$. La colonne $A_{\bullet r}$ ainsi que la ligne $A_{i\bullet}$ peuvent donc être éliminées. Peuvent être également éliminées toutes les lignes $A_{s\bullet}$ telles que $a_{sr} = 1$.

**Règle 2** (dominance de ligne)

Soit $A_{i\bullet}$ et $A_{j\bullet}$ deux lignes de $A$ tel que $A_{j\bullet} \geq A_{i\bullet}$. Alors la ligne $A_{j\bullet}$ peut être éliminée (la ligne $A_{i\bullet}$ domine la ligne $A_{j\bullet}$).

**Règle 3** (dominance de colonnes)

Soit une colonne $A_{\bullet r}$ et un sous-ensemble de colonnes $\rho$, $\rho \subseteq R$, tel que:

$$\sum_{l \in \rho} A_{\bullet l} \geq A_{\bullet r} \quad \text{et} \quad \sum_{l \in \rho} c_l \leq c_r$$

alors la colonne $A_{\bullet r}$ peut être éliminée (les colonnes de l'ensemble $\rho$ dominent la colonne $A_{\bullet r}$).

Les deux premières règles peuvent être appliquées lors de la résolution de chaque sous-problème défini dans la section 4.2. Quant à la règle 3, l'appliquer systématiquement à toutes

les routes et en utilisant tous les ensembles $\rho$ possibles, représente une tâche dont le coût et la complexité dépasseraient largement tout bénéfice escompté. Elle peut cependant être utilisée efficacement lors de la deuxième phase de la génération des routes normales décrite dans la section 6.3. En effet, lors de la première phase de génération des routes–horaires, nous obtenons des routes normales qui ne contiennent pas la base comme noeud intermédiaire. Dans la deuxième phase du processus, ces routes sont légalement combinées afin de former des routes–horaires normales avec retours. A chaque fois qu'une combinaison légale est déterminée, la règle 3 peut être appliquée pour décider si la nouvelle route doit être rejetée.

Remarquons que dans le cas présent, le critère de couverture de la règle 3 est toujours satisfait et que la décision se fait uniquement à partir des coûts. Il serait donc tentant de conclure que lorsque la nouvelle route est acceptée (donc $\sum_{l \in \rho} c_l \geq c_r$), les routes la composant peuvent être éliminées. Malheureusement ceci n'est généralement pas le cas sauf lorsque: (i) toutes ces routes sont dans la solution optimale, ou (ii) toutes les routes composantes ne sont pas dans la solution optimale, ou (iii) le coût de la nouvelle route est inférieur à celui de n'importe laquelle des routes la composant.

Les deux premiers cas ne présentent aucun intérêt pratique, ce qui est également vrai pour le troisième dans le contexte général des problèmes de recouvrement d'ensembles. Dans le cas présent cependant, la structure des coûts qui pénalise les routes courtes, peut rendre intéressante l'application de la règle suivante:

**Règle 3'** (dominance de colonne)

Soit une colonne $A_{\bullet r}$ et un sous-ensemble de colonnes $\rho$, $\rho \subseteq R$, tel que:

$$\sum_{l \in \rho} A_{\bullet l} = A_{\bullet r} \qquad \text{et} \qquad c_r \leq \underset{l \in \rho}{\textit{minimum}} \{ c_l \}$$

alors les colonnes de l'ensemble $\rho$ peuvent être éliminées car dominées par la colonne $A_{\bullet r}$.

## IV. APPROCHE DE RESOLUTION

Pour résoudre efficacement le problème défini dans les sections précédentes, nous utilisons une approche basée sur des principes de décomposition et génération progressive de colonnes, afin de tirer le meilleur parti de la structure particulière du modèle. Nous cherchons d'abord à obtenir la solution optimale de la relaxation linéaire du modèle de recouvrement, pour en extraire ensuite la solution en nombres entiers.

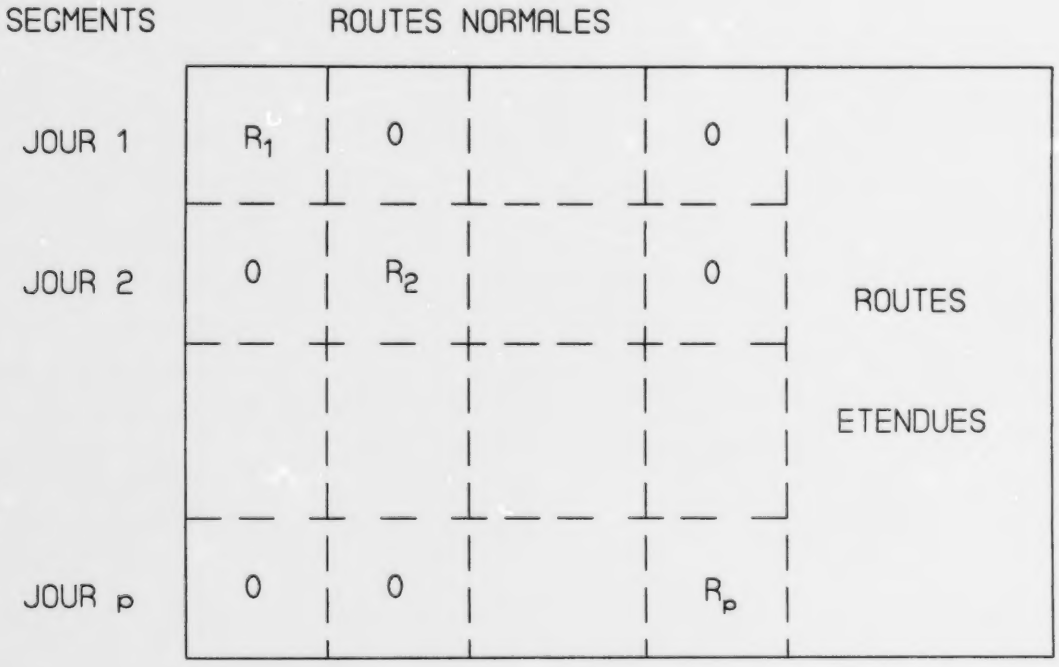



Figure 4. Structure de la matrice de contraintes

### 4.1 Algorithme général

Nous cherchons donc d'abord la solution optimale de la relaxation linéaire (PRHL) de la formulation de recouvrement d'ensembles:

$$(PRHL) \qquad \textit{Minimiser} \sum_{r \in R} c_r x_r$$

$$\textit{Sujet à} \sum_{r \in R} a_{ir} x_r \geq 1 \qquad \forall s \in S$$

$$0 \leq x_r \leq 1 \qquad \forall r \in R.$$

Pour résoudre le problème relaxé, nous proposons une approche de décomposition basée sur les observations suivantes concernant la structure du problème (voir figure 4):

- Les segments et les routes–horaires normales pour une période donnée forment un problème de recouvrement d'ensembles.
- Les sous–problèmes correspondant aux diverses périodes sont indépendants.
- Le nombre de routes légales normales est significativement inférieur à celui des routes étendues et on peut toutes les générer.
- Les routes–horaires étendues sont, en général, indésirables; elles ne sont utilisées que lorsqu'aucune alternative de recouvrement avec des routes normales n'existe.

L'algorithme peut alors s'écrire comme suit:

ETAPE 1

Pour $j = 1, ..., p$

Résoudre la relaxation linéaire (PRHL) du sous–problème de recouvrement pour la période $j$, en utilisant la matrice de contraintes $A_j$ formée par les segments dans $S_j$ et les routes–horaires dans $R_j$;

Soit $R_j^*$ l'ensemble contenant les routes–horaires formant la solution optimale de ce problème et soit $\Pi_j^*$ l'ensemble de multiplicateurs correspondant; $R^* = \bigcup_j R_j^*$ et $\Pi^* = ( \Pi_1^* \ \Pi_2^* \ \cdots \ \Pi_p^* )^T$.

ETAPE 2

Si $R^*$ couvre tous les segments dans $S$: STOP

Sinon

Soit $\overline{S}$ l'ensemble des segments non couverts par les routes dans $R^*$.

Générer, à l'aide du vecteur de multiplicateurs $\Pi^*$, des routes étendues, $\overline{R}$, couvrant les segments dans $\overline{S}$.

Réoptimiser le problème résultant: soit $R^*$ l'ensemble contenant la solution optimale au problème relaxé.

ETAPE 3

Obtenir la solution entière, $R^I$, au problème (PRH), à partir de la solution continue $R^*$.

### 4.2 Résolution du sous–problème

La résolution de la relaxation linéaire (PRHL) du sous–problème de recouvrement pour une période $j$, $j = 1, ..., p$, consiste à résoudre le modèle de programmation linéaire:

$$(PRHL) \qquad \textit{Minimiser} \quad \sum_{r \in R_j} c_r x_r$$

$$\textit{Sujet à} \quad \sum_{r \in R_j} a_{ir} x_r \geq 1 \qquad \forall s \in S_j$$

$$0 \leq x_r \leq 1 \qquad \forall r \in R_j$$

Avant d'entreprendre la résolution du problème, il faut s'assurer de sa réalisabilité. Des réductions de la matrice de contraintes $A_j$ peuvent être également tentées à cette occasion.

Lorsqu'une ligne de la matrice $A_j$ est égale au vecteur nul, le problème est clairement irréalisable: le segment $j \in S_j$ ne sera pas couvert par une des routes–horaires de l'ensemble $R_j$. Pour assurer la réalisabilité, on peut introduire une route ''bidon'', à très haut coût, recouvrant le segment. Alors, tant le segment que la route bidon peuvent être éliminés, d'après la règle de réduction 1. Nous préférons cependant garder cette route afin de faciliter la dernière phase de l'algorithme, l'introduction des routes–horaires étendues, où la route bidon sera éliminée. Jusque là, elle fera partie de la solution optimale du sous–problème.

Le problème résultant est réalisable. La première règle de réduction peut être alors appliquée à la matrice de contraintes correspondante. Si les dimensions de celle–ci le permettent, les règles 2 et 3 peuvent également être utilisées.

L'algorithme du simplexe peut être directement appliqué au problème résultant. La même solution optimale peut cependant être obtenue beaucoup plus efficacement, surtout pour des matrices $A_j$ de grandes dimensions, en utilisant la procédure suivante:

ETAPE 1

Choisir un ensemble restreint, $R_0$, de ''bonnes'' routes–horaires dans $R_j$ recouvrant tous les segments dans $S_j$.

ETAPE 2

Résoudre le problème linéaire de recouvrement défini par $R_0$ et $S_j$.

ETAPE 3

Evaluer les coûts marginaux des autres routes–horaires (c.-à-d., appartenant à $R_j - R_0$); retenir toutes les routes–horaires dont le coût marginal est négatif et les joindre à $R_0$.

ETAPE 4

Continuer l'optimisation du problème élargi, à l'aide de l'algorithme du simplexe, jusqu'à l'obtention de l'optimum.

L'assertion d'efficacité de cette procédure se justifie par le fait qu'il est généralement plus facile de résoudre un problème de programmation linéaire de taille réduite. Or, le nombre de routes–horaires et de segments étant habituellement élevé, la procédure vise à ne pas devoir tous les considérer.

Donc, si l'ensemble initial $R_0$ est restreint, l'étape 2 ne nécessite aucun effort particulier. Ainsi, selon le rapport relatif entre le nombre de segments et celui des routes, soit l'algorithme primal, soit la forme duale du simplexe, sera efficacement utilisé pour obtenir une première solution optimale restreinte.

D'un autre côté, si l'ensemble initial $R_0$ est "bon", c'est-à-dire s'il contient la plupart des routes–horaires qui apparaîtront dans la solution optimale, alors le nombre de routes n'appartenant pas à $R_0$ et ayant un coût marginal négatif devrait être petit, ce qui assure l'efficacité des étapes 3 et 4 de la procédure.

C'est donc la procédure de sélection de l'ensemble initial $R_0$, à l'étape 1, qui est la clé de cette approche. Parmis les divers heuristiques possibles pour effectuer ce choix, celle qui devrait, tant intuitivement que sur la base des résultats obtenus pour le problème des horaires des équipages d'avion (Baker et al., 1979), fournir les meilleurs résultats, choisit la route–horaire avec le plus bas coût par segment non encore couvert.

Cette procédure exige cependant un tri à chacune de ses itérations. Alors, pour diminuer les temps d'exécution et puisque notre procédure, à la différence du problème dans l'aviation, s'inscrit dans un algorithme exact, une variante intéressante est:

Choisir la route–horaire avec le plus bas coût/segment, sauf lorsque tous les segments la composant sont déjà couverts.

C'est cette dernière procédure que nous utilisons. Quant à la continuation de l'optimisation à l'étape 4, il s'agit d'une méthode usuelle de traitement post–optimal.

### 4.3 Autres considérations algorithmiques

Etant donné le vecteur $\Pi^*$ de multiplicateurs optimaux, le coût marginal de toute route–horaire $r$ se calcule selon la formule habituelle:

$$\overline{c}_r = c_r - \Pi^{*T} a_r$$

ce qui, dans le cas présent, se traduit par:

$$\overline{c}_r = c_r - \sum_{s \in \kappa_r} \pi_s^*$$

où $\pi_s^*$ est le multiplicateur du simplexe associé au segment (contrainte) $s$, $s \in S$.

Il est donc très facile d'évaluer le coût marginal d'une route, si on connaît sa composition et la solution optimale courante du problème relaxé. Cette constatation nous permet de traiter efficacement les routes–horaires étendues, par des techniques de post–optimisation et génération de colonnes. Par ailleurs, c'est cette approche qui justifie la conservation des routes bidon lors de la résolution des sous–problèmes (voir section 4.2): les coûts marginaux des segments non couverts par des routes–horaires normales sont directement disponibles pour les phases subséquentes. Remarquons que la même approche peut être également utilisée lors de la génération des routes–horaires normales avec retours.

De plus, le processus peut être exécuté en plusieurs étapes, en commençant avec des bornes plus strictes sur les coûts marginaux des routes acceptées; ces bornes sont ensuite graduellement amenées vers zéro. La justification d'une telle approche est encore le souci de choisir le plus petit ensemble de routes possible, contenant la solution optimale du problème relaxé. Un compromis entre le nombre d'itérations, donc de résolutions du problème relaxé, et celui des routes retenues doit être atteint par expérimentation.

Quant à l'obtention de la solution entière, à partir de la solution du problème relaxé, cela peut se faire de plusieurs façons. Si une solution optimale est recherchée, un algorithme

d'énumération (''branch–and–bound'') est indiqué. Lorsqu'une très bonne solution est suffisante, nous utilisons une heuristique (Salkin, 1975; voir aussi Crainic et Rousseau, 1987) qui fournit, en général, des solutions extrêmement proches (moins de 1%) de l'optimum.

## V. GENERATION DES SEGMENTS

Les segments forment les éléments de base de tout le processus. Les routes–horaires, les métaroutes, ainsi que les parcours des services sont construits à partir des segments, qu'ils spécifient ou non une dimension temporelle. De plus, ce sont les segments qui engendrent les contraintes du modèle utilisé pour l'optimisation du choix des routes.

Conceptuellement, les segments sont obtenus à partir des fréquences et des parcours des services spécifiés par le plan de transport. Pour chaque départ d'un service, les métasegments qui composent son parcours engendrent des segments par le calcul des temps de départ. Ce calcul se fait en additionnant au temps du départ de la base du service les durées des parcours de chacun des métasegments et les durées des arrêts aux noeuds.

Ce processus suppose donc la connaissance préalable des *horaires* qui seront utilisés pour les services: l'heure de départ et le parcours de chaque service à chacune de ses occurrences. Or, en général, cette connaissance n'est qu'approximative, puisque seules les distributions du temps total de parcours, de l'origine à la destination du service, et des temps des départs à l'origine doivent être connues pour établir le plan tactique de transport. Pour le problème de l'établissement des routes–horaires régulières, qui se situe à mi-chemin entre le détachement temporel de la planification tactique et le dynamisme des requêtes de la répartition, il faut donc estimer, dans la plupart des cas, une heure de départ et le parcours de chaque service à chacune de ses occurrences, afin d'assurer l'arrivée des remorques dans les délais prescrits, la minimisation des temps totaux et la réduction des périodes de repos des chauffeurs à l'extérieur de leur base. Il est par ailleurs intéressant de noter que l'absence d'horaires précis pour les services et les segments est une des différences majeures entre le problème de l'établissement de routes–horaires dans le camionnage de charges partielles et le problème équivalent dans l'aviation civile.

Les segments, parcours et temps de départ, peuvent être obtenus soit à partir de données historiques, soit à partir de l'allure générale du comportement temporel des arrivées de marchandises aux terminus et des départs des services, qui est généralement bien connue puisque nous travaillons avec la partie régulière de la demande. Notons par ailleurs, que la coordination précise et journalière des départs se fait en temps réel, lors du dispatching, le chauffeur ne connaissant qu'une plage horaire assez large (de l'ordre de trois heures; voir Blanchette,

1989) à l'intérieur de laquelle le départ s'effectuera. En effet, au niveau opérationnel, le répartiteur peut significativement avancer ou retarder un départ afin d'ajuster l'offre de service à la demande réelle journalière.

Nous déterminons donc les heures de départ à partir de ces connaissances, tout en accroissant la souplesse du générateur des routes (voir section VI) afin de tenir compte du problème de la coordination des rencontres pour échanger des remorques. Le processus traite chaque service séparément et consiste en deux étapes. La première assigne à chaque jour un nombre de départs, à partir de la fréquence du service pour la période de planification. Ces départs sont ensuite répartis (Crainic et Roy, 1989), pour chaque journée, à l'intérieur d'une plage–horaire permettant de respecter les contraintes temporelles de l'opération du système.

Pour déterminer les parcours des services, et donc les métasegments utilisés, nous proposons une méthode qui fait appel à des techniques de recherche des *plus courts chemins* dans un réseau. Cette approche permet d'explorer des solutions plus générales que la simple utilisation de trajets historiques.

L'algorithme travaille sur le réseau des métasegments $G_\Sigma$. A chaque noeud $j$ on associe comme coût sa durée moyenne d'opération, $c_j = d_j^n$. Le coût de chaque arc $s = (i,j)$, $\sigma \in \Sigma$, est "normalement" donné par sa durée moyenne de parcours, $c_{ij} = d_{ij}^s$. Nous définissons aussi un coût *pénalisé* de l'arc lorsque la longueur du métasegment empêche de former une route d'une journée. Le coût de l'arc est alors

$$c_{ij} = \begin{cases} d_{ij}^s & \text{si} \quad d_{ij}^s \leq \dfrac{t^o}{2} \\ d_{ij}^s + K^{hb} & \text{sinon} \end{cases}$$

où $t^o$ représente la durée maximum de travail permise dans une journée et $K^{hb}$ indique l'équivalent en heures du coût d'une période de repos hors base.

Pour un service et une journée donnés, l'algorithme fonctionne comme suit:

INITIALISATION.

- Soit le service $(O, D)$, de fréquence (journalière) $f$ ;
  Soit $t_i$, $i = 1, ..., f$, les temps de départ de ces occurrences;
  Soit $L_{max}$ le moment le plus tardif (pour le service) pour que l'arrivée à $D$, la destination du service, soit à temps;
- $i = 1$ ;

ETAPE 1.

- Trouver le chemin le plus court de $O$ à $D$ dans $G_\Sigma$ en utilisant les **coûts pénalisés** des arcs;
- Soit $L$ la longueur en heures de ce chemin;

ETAPE 2.

- Tant que $i \leq f$ et $t_i + L \leq L_{max}$ faire
  - Retenir le chemin le plus court comme parcours du service;
  - Décomposer ce parcours et calculer les temps de départ de ses segments;
  - $i = i + 1$.

ETAPE 3.

- Si $i > f$ alors STOP; sinon
  - Trouver le chemin le plus court de $O$ à $D$ dans $G_\Sigma$ en utilisant les **coûts normaux** des arcs;
  - Tant que $i \leq f$ faire
    - Retenir le chemin le plus court comme parcours du service;
    - Décomposer ce parcours et calculer les temps de départ de ses segments;
    - $i = i + 1$.
  - STOP

L'algorithme se base sur l'observation suivante: la préférence est accordée aux routes-horaires normales (ne comportant pas de périodes de repos hors base) tant que les remorques arrivent à destination à temps pour permettre le déroulement prévu des opérations à ce noeud (déchargement, tri et consolidation, livraison, etc...). En calculant le chemin le plus court avec les coûts pénalisés des arcs, nous nous assurons donc qu'un parcours générant des

périodes de repos hors base n'est choisi que lorsque le coût supplémentaire du temps (opérations aux noeuds et, éventuellement, plus longue conduite) engendré par tout autre parcours moins ''direct'' dépasse le coût de cette période de repos. Ce parcours peut être utilisé ensuite pour tous les départs du service, tant que les délais d'arrivée des remorques à destination sont respectés. Lorsque, dû à l'heure trop tardive de certains départs, cela n'est plus possible, le chemin le plus court en temps doit être utilisé. Les temps normaux des métasegments du réseau sont donc utilisés pour la génération du parcours à emprunter pour ces départs.

## VI. GENERATION DES ROUTES – HORAIRES

Le but de nos efforts consiste à sélectionner le meilleur ensemble de routes–horaires qui recouvrent les segments générés précédemment, provenant, à leur tour, des services prévus dans le plan de transport pour répondre à la demande "sûre" de transport. Dans une approche comme celle présentée dans cet article, faisant appel à une modélisation de recouvrement d'ensembles et à des procédures de génération de colonnes, cette sélection se fait en trois étapes:

1) génération d'un "bon" ensemble initial de routes–horaires légales;
2) détermination de l'ensemble optimal de routes–horaires, à partir de cet ensemble initial;
3) amélioration de la solution par des techniques de post–optimisation.

Cette section est dédiée à la présentation des méthodes de génération de routes–horaires utilisées dans les première et troisième étapes de ce processus.

Une route–horaire est un arrangement (dans le sens combinatoire du terme) légal de quelques segments, de périodes d'attente et, éventuellement, de périodes de repos hors base. La légalité d'une route n'étant principalement déterminée que par la longueur de ses périodes de travail et la réalisabilité des opérations aux noeuds, le nombre potentiel de routes légales est donc très élevé, surtout lorsque les routes étendues sont considérées. Similairement donc aux autres applications du modèle de recouvrement d'ensembles, générer toutes les routes représente un processus extrêmement long et coûteux; de plus, dû à la taille finale d'un tel ensemble, l'existence d'un algorithme efficace pour effectuer le choix optimal des routes est la plupart du temps douteuse.

Notre approche vise à contourner ces difficultés en décomposant le problème selon des critères suggérés par sa structure même. Ainsi, les routes étendues forment à la fois l'ensemble le plus nombreux parmi les routes légales et le type d'horaire le moins souhaité. En effet, non seulement il implique des coûts additionnels pour les périodes de repos hors base, mais aussi la densité relativement élévée des réseaux de terminus, la facilité d'organiser des points de relève (ceci constitue une différence évidente et importante avec le problème équivalent en transport aérien) et la législation concernant les limites des périodes de travail, incitent les transporteurs de charges partielles à éviter l'utilisation de ce type de routes.

Nous avons donc relégué la considération des routes–horaires étendues à la phase de post–optimisation de notre méthode, ce qui nous permet de limiter la portée de la procédure de génération des routes à la recherche des routes normales. Celle–ci se fait en deux phases, selon que l'on permet, ou non, à une route–horaire de repasser par la base. Ces deux phases sont présentées aux sections 6.2 et 6.3. La génération de routes–horaires étendues est discutée à la section 6.4. Mais d'abord, examinons la structure de coût à utiliser pour les routes–horaires, étant donné l'objectif de l'algorithme d'optimisation.

### 6.1 Structure de coûts

Les chauffeurs sont normalement payés selon des formules, précisées dans les conventions collectives, qui garantissent le payement d'un montant correspondant à un minimum d'heures de travail pour chaque période. Les formules spécifient aussi les amplitudes maximales de travail, ainsi que les taux horaires pour le temps régulier et pour le temps supplémentaire. Un exemple réaliste d'une telle formule indiquerait 9 heures de travail garanties par période, avec une amplitude normale de 12 heures (incluant les pauses repas) et une extension maximale de 14 heures en temps supplémentaire. Des taux kilométriques variant selon la route, des taux horaires différents selon la longueur de la période, divers surcharges et coûts pour frais auxiliaires, viennent encore compliquer le calcul des coûts des routes dans l'industrie du camionnage. Voir Blanchette (1989) pour une présentation d'une telle procédure de calcul pour un transporteur canadien. La similitude entre cette procédure et celle qu'on retrouve dans le contexte du transport aérien en Amérique du Nord est notable.

Une modélisation réaliste du coût *réel* $\gamma_r$ , d'une route normale est:

$$\gamma_r = \begin{cases} K^f & \text{si } 0 \le d_r^w \le t^f \\ K^f + c_r^n\,(d_r^w - t^f) & \text{si } t^f \le d_r^w \le t^n \\ K^f + c_r^n\,(t^n - t^f) + c_r^o\,(d_r^w - t^n) & \text{si } t^n \le d_r^w \le t^o \end{cases}$$

où

$t^f$ : temps minimum garanti pour une période;

$t^n$ : amplitude normale de travail;

$t^o$ : amplitude maximum en temps supplémentaire;

$K^f$ : coût du temps minimum garanti;

$c_r^n$ : taux horaire régulier pour la route $r$;

$c_r^o$ : taux horaire en temps supplémentaire pour la route $r$;

et la route est, bien entendu, légale: $0 \leq d_r^w \leq t^o$. Notons que pour une route normale la durée totale égale la durée de travail, $d_r^t = d_r^w$. Si la route est étendue, alors cette formule est utilisée pour chacune de ses périodes de travail, la somme des coûts résultants (plus le coût des frais auxiliaires) indiquant le coût de la route.

Une fonction de coût de ce type n'est cependant pas suffisamment discriminante et n'est donc pas adéquate pour former la fonction objectif d'un modèle d'optimisation pour le choix des routes. Deux classes de problèmes, reliés à la notion de *productivité* des routes, justifient cette affirmation.

Premièrement, toute route dont la durée est inférieure au temps minimum garanti reçoit le même coût $K^f$, indépendamment de sa durée réelle. Deuxièmement, ce type de formule ne permet pas de discerner les opérations du chauffeur en fonction de leur utilité. Ainsi, si on considère que la partie la plus productive du travail d'un chauffeur consiste à *conduire* le camion, alors, à coût égal, une route avec un minimum de temps de travail dédié à effectuer des opérations et à attendre aux noeuds, aurait la préference.

La formulation que nous avons retenue (voir Crainic et Roy, 1989, pour la présentation d'autres hypothèses de modélisation des coûts), définit le coût de la route comme le temps rémunéré mais non dédié à la conduite du véhicule.

Le *temps rémunéré* d'une route normale, $d_r^{\$}$, se définit comme suit:

$$d_r^{\$} = \begin{cases} t^f & \text{si } 0 \leq d_r^w \leq t^f \\ d_r^w & \text{si } t^f \leq d_r^w \leq t^n \\ t^n + \dfrac{c_r^o}{c_r^n}\,(d_r^w - t^n) & \text{si } t^n \leq d_r^w \leq t^o \end{cases}$$

Le coût de la route est alors

$$c_r = d_r^{\$} - d_r^p.$$

Pour une route étendue sur $n$ périodes de travail, le coût est calculé de façon similaire. Nous calculons, par la même formule, les temps rémunérés pour chacune des périodes de la route,

$d^{\$}_{r_i}, i = 1, \cdots, n$, son coût étant ensuite donné par:

$$c_r = \sum_{i \in K_r} d^{\$}_{r_i} + n\, K^{hb} - d^{p}_{r}.$$

La classe de fonctions de coût décrite par cette formule corrige adéquatement les deux types de problèmes mentionnés ci–haut, en supposant que le temps alloué à des opérations autres que la conduite du camion n'est pas productif et, donc, que l'ensemble de routes le plus intéressant est celui qui minimise ces temps. Pour cela, toutes les opérations et activités (heures supplémentaires, périodes de repos hors base, etc.) sont d'abord évaluées en termes d'heures de travail régulier. Notons que le facteur utilisé pour la transformation des heures supplémentaires ne représente pas un choix absolu. Il semble toutefois raisonnable d'utiliser à cette fin le ratio des taux horaires du travail régulier et en temps supplémentaire.

Le temps rémunéré ainsi calculé est ensuite comparé à la durée totale du parcours de la route afin de lui attribuer la différence comme coût. Ainsi, non seulement les routes de courte durée seront marquées comme "plus coûteuses", mais aussi celles comportant beaucoup de temps supplémentaire ou de longues périodes d'attente aux noeuds du système.

Nous estimons donc que cette approche représente la meilleure façon d'évaluer les coûts des routes pour les fins d'un modèle d'optimisation de leur choix. Notons que nous retrouvons ici des similitudes frappantes avec la manière d'évaluer les coûts des rotations dans le problème d'établissement des horaires des pilotes dans certaines compagnies d'aviation (voir, par exemple, Crainic et Rousseau, 1987).

Remarquons finalement que toutes ces formules sont intrinsèquement non–linéaires (ceci se vérifie aussi dans le domaine de l'aviation). Ainsi, la modification du coût d'une route par l'ajout d'un segment varie selon la place que le segment occupe et selon la longueur courante de la route. Ceci a comme conséquence immédiate de ne pas pouvoir associer directement un coût à un segment **avant** la création de la route. Ce phénomène explique aussi pourquoi il faut faire appel à une procédure de chaînage afin de générer des routes, au lieu d'utiliser des techniques plus efficaces telles, par exemple, les méthodes de recherche des chemins les plus courts.

## 6.2 Génération de routes normales.

Par définition, une route normale est composée de segments provenant tous de la même journée. Nous pouvons donc générer séparément et indépendamment les routes normales pour chaque période.

Un deuxième critère de décomposition vient du fait que chaque chauffeur, et donc chaque route, est attaché à une base. Nous pouvons donc considérer séparément la construction des routes normales débutant à chacune des bases présentes dans le système.

La génération des routes normales, à partir d'une base donnée et pour un jour spécifié, se fait donc par une procédure de chaînage qui parcourt la liste des segments et, systématiquement, construit les routes respectant certains critères de légalité et d'efficacité.

La meilleure façon de décrire la procédure est en termes d'un algorithme *d'énumération implicite*. Chaque *noeud* de l'arbre d'énumération correspond à un noeud du réseau et à une position (niveau par rapport à la base) dans la composition des routes. La base se trouve au niveau zéro et forme la *racine* de l'arbre. Les *branches* de l'arbre sont constituées par les segments qui débutent à chaque noeud. Lorsque les segments débutant à chaque noeud sont ordonnés de façon ascendante selon le temps de départ et la destination, la génération des routes se fait en parcourant en *pré–ordre* l'arbre d'énumération. L'élagage de branches se fait à partir des règles de légalité et d'efficacité.

Le premier critère d'élagage concerne la légalité des routes par rapport à leur longueur totale qui ne devrait pas dépasser l'amplitude maximale indiquée.

Un deuxième critère concerne le temps d'arrêt à un noeud. Celui–ci peut être borné inférieurement par la durée de l'opération au noeud et supérieurement par le temps restant avant que la durée de la route atteigne l'amplitude maximale. Cependant, cette deuxième borne est généralement trop grande, permettant des délais trop importants pour que les routes impliquées soient "intuitivement", et administrativement, acceptables. Nous avons donc imposé une règle d'efficacité qui utilise une *amplitude maximale d'arrêt* pour remplacer les deux bornes et contrôler ce facteur. Il faut noter que ce paramètre permet d'influencer le nombre total de routes générées; une dimension heuristique est conséquement introduite dans notre algorithme.

Nous avons également introduit un paramètre définissant l'amplitude de la *période de chevauchement* au noeuds. Ce paramètre permet une connection avec un segment dont le temps de départ est antérieur au temps d'arrivée au noeud et compense ainsi, en partie, l'imprécision éventuelle quant à la spécification des temps de départ dans la génération des segments. La présence dans la solution finale d'une route comportant un tel chevauchement indique donc que des ajustements doivent être effectués aux temps de départ des segments. Ces ajustements n'affecteront que les segments formant la route et se feront soit automatiquement, soit interactivement, lors des diverses phases de post–optimisation. Il faut noter cependant, qu'afin de minimiser ces ajustements et permettre un calcul correct du coût et de la productivité de la route, la durée de l'opération au noeud est comptabilisée dans la durée de la route lorsqu'un chevauchement y est inclus. Les valeurs associées à ces paramètres, lors de nos tests, sont de deux heures pour l'amplitude maximale d'arrêt et de quatre heures pour la période de chevauchement.

L'énumération est aussi arrêtée, et la sous–branche élaguée, lorsqu'un segment revient à la base. Nous avons alors une route normale *sans retours* légale qui est emmagasinée.

Il faut noter que les routes ainsi générées ne sont pas nécessairement simples, mais qu'aucune ne contient la base comme noeud intermédiaire (routes normales *sans retours*). Des routes normales *avec retours* seront ensuite formées, en combinant les routes de ce premier ensemble. Cette procédure permet, si désiré, de diminuer le nombre total de routes–horaires retenues pour la phase d'optimisation et fait l'objet de la prochaine sous–section.

Lorsqu'à partir d'un noeud de l'arbre, le prochain segment doit être élagué, l'algorithme passe au prochain segment au même niveau. Toutefois, lorsque dans la même situation, soit tous les segments sont épuisés, soit, ce qui est plus fréquent, la durée du prochain segment entraîne la violation de la restriction d'amplitude maximale d'arrêt, l'algorithme normalement recule au niveau précédent (''backtracking'').

Avant d'effectuer ce recul cependant, la procédure vérifie si la route ne peut être continuée en utilisant un ''nu''. Un ''nu'' est un mouvement du chauffeur et de son tracteur, sans remorque. Ce type de mouvement, parfois utilisé pour repositionner le chauffeur ou le tracteur, doit en général être évité et nous ne le retiendrons pas dans la plupart des cas.

Il est tout à fait possible, cependant, que le chauffeur arrive trop tard à un terminus pour pouvoir prendre un chargement, mais qu'en se déplaçant jusqu'à un terminus voisin il puisse continuer sa route. C'est dans ce cas que nous considérons la possibilité d'utiliser un ''nu''.

Plusieurs conditions doivent être respectées cependant. Il faut d'abord qu'il n'y ait pas déjà trop de routes utilisant des ''nus'' à partir du noeud courant (nous estimons qu'un maximum de quatre ou cinq serait acceptable), ni que le segment précédent soit lui–même un ''nu''. Le ''nu'' doit aussi utiliser un des métasegments déjà définis et ne pas violer les restrictions concernant la durée totale de la route. Lorsque toutes ces conditions sont respectées, le ''nu'' est inséré comme un segment normal et l'énumération continue. Le coût de la route–horaire est toutefois ajusté pour refléter le fait que le ''nu'' ne represente pas une opération productive. Mentionnons finalement qu'avant de reculer (''backtracking''), nous conservons les routes partielles obtenues pour utilisation dans la phase de génération des routes étendues.

### 6.3 Génération de routes normales avec retours

A la fin de l'étape de génération décrite à la section précédente, toute route–horaire retenue n'utilise sa base que comme point initial et terminal de son parcours. Des routes normales avec retours, utilisant donc leur base comme noeud intermédiaire, sont ensuite générées, par la combinaison de deux routes, ou plus, parmi les premières. Il n'ést évidemment pas intéressant de générer des routes étendues avec retours.

La génération se fait par une procédure de chaînage similaire à celle décrite dans la section 6.2. Les règles de légalité considérées indiquent les durées nécessaires pour effectuer les opérations aux noeuds et la durée maximale totale de la route. Les critères concernant la période de chevauchement s'appliquent également ici.

L'efficacité de la procédure peut être significativement accrue en n'admettant pas à cette étape les routes sans retours qui manifestement ne peuvent appartenir à aucune combinaison légale. En particulier, soit $d_b^{\min}$ la durée minimale des routes–horaires sans retours débutant à une base $b$. Alors, toute route sans retours dont la durée est telle que

$$d_r^t \geq t^o - ( d_b^{\min} + d_b^n )$$

ne peut appartenir à aucune route légale avec retours et n'a donc pas à être considérée par la

procédure de génération.

Le nombre de routes–horaires retenues peut être réduit encore d'avantage en utilisant la proposition suivante (dont la preuve est triviale) comme critère d'élagage:

Proposition 1

Soit une route–horaire avec retours $r$ formée par la combinaison d'un certain nombre de routes sans retours contenues dans l'ensemble $\kappa_r$. Si

$$c_r > \sum_{k \in \kappa_r} c_k$$

alors la route–horaire $r$ peut ne pas être retenue car elle n'apparaîtra dans aucune solution optimale du modèle de choix de route.

L'inverse de cette proposition n'est cependant pas vrai, pour la plupart des cas, tel qu'expliqué dans la section 4.2. En effet, on ne peut éliminer les routes–horaires de l'ensemble $\kappa_r$, sans affecter la solution optimale du modèle (PRH) présenté à la section IV, que si $c_r \leq \min \{ c_k \mid k \in \kappa_r \}$. Cette éventualité est peu probable, exigeant que toutes les routes sans retours soient très courtes. De plus, il n'est pas pratique d'éliminer des routes avant d'avoir complété la génération des routes avec retours, afin de ne pas ainsi éliminer des combinaisons potentiellement intéressantes. Nous n'avons donc pas implanté ce dernier critère.

Remarquons, finalement, que l'exécution de la phase de génération des routes–horaires avec retours peut être partiellement ou totalement retardée jusqu'à l'étape du choix de l'ensemble optimal de routes où elle peut s'insérer dans un schéma de génération progressive de colonnes.

### 6.4 Génération de routes–horaires étendues

Une route–horaire étendue est une suite de segments et de périodes de repos hors base. Théoriquement donc, la génération de telles routes pourrait se faire par des procédures de chaînage, similaires à celles décrites précédemment. Cependant, des études effectuées pour d'autres modes de transport (Crainic et Rousseau, 1987; Lavoie, Minoux et Odier, 1985, etc.) ont montré qu'il est plus avantageux de considérer la définition des routes étendues en termes

d'une suite alternée de journées de travail et de périodes de repos hors base.

La génération de routes–horaires étendues s'effectue alors en deux phases:

(1) génération des journées de travail;

(2) formation des routes en combinant les journées de travail et les périodes de repos.

Le principal atout de cette façon de procéder est de permettre de ne générer qu'un nombre relativement petit de "bonnes" routes étendues. En effet, les journées de travail sont relativement peu nombreuses et peuvent être toutes créées en même temps que les routes normales, au début du processus. La génération des routes–horaires étendues peut être ensuite retardée et intégrée au processus de résolution à travers une procédure de génération progressive de colonnes. Ce type d'approche a donné d'excellents résultats pour la résolution des problèmes de construction de routes et horaires dans un grand nombre de situations (Crainic et Rousseau, 1986; Crainic et Rousseau, 1987; Lavoie, Minoux et Odier, 1985; Desrochers, 1986; etc.).

Dans notre cas, les journées de travail débutant ou finissant à une base sont générées en même temps que les routes normales; ce sont les routes partielles mentionnées à la fin de la section 6.2. Dans le cas où des routes partielles peuvent finir ailleurs que dans une base, il faudrait aussi générer des journées de travail débutant, et finissant, à ces noeuds.

Deux approches, toutes les deux développées pour le problème de l'établissement des horaires des pilotes d'avion, sont possibles pour assurer la génération des routes–horaires étendues.

Selon l'approche de Lavoie, Minoux et Odier (1985), les routes sont générées en appliquant un algorithme de chemin le plus court sur un diagramme espace–temps étendu, dont les noeuds correspondent à divers "états" des journées de travail (selon leur place dans la route et les caractéristiques de durée de celle–ci) et dont les liens indiquent des enchaînements légaux entre les journées.

L'approche de Crainic et Rousseau (1987) est une procédure de chaînage, similaire à celle utilisée dans la section 6.3 pour générer des routes normales avec retours. L'efficacité de cette procédure est assurée par l'utilisation de critères stricts qui limitent l'accès des journées de travail au processus de génération.

En comparant les deux approches, nous remarquons qu'une partie du travail préliminaire (génération des journées de travail) est la même, mais que, pour la première, il faut en plus énumérer les états et construire le graphe étendu. La première approche apparaît donc comme étant d'autant plus efficace que le nombre de journées de travail composant la route est élevé et que le nombre d'états possibles est petit. Ce dernier critère est satisfait dans le cas du camionnage de charges partielles où relativement peu de conditions de légalité interviennent dans la définition des routes. Toutefois, la longueur des routes–horaires est en général très limitée. En effet, toutes les routes étendues que nous avons trouvées dans les données d'exploitation que nous avons consultées, comprenaient deux journées de travail seulement.

Nous prévoyons donc utiliser l'approche d'énumération de Crainic et Rousseau (1987), sauf pour les cas où on sait que des routes étendues de longue durée sont opérationnellement et économiquement intéressantes.

## VII. EXPERIMENTATION

Les données utilisées lors de l'expérimentation des modèles et algorithmes proposés proviennent d'une entreprise de camionnage de charges partielles, dont le siège est au Québec et dont les opérations couvrent cette province plus une partie de l'Ontario (incluant Toronto) et une partie des Maritimes. L'entreprise nous a fourni l'ensemble des routes–horaires régulières qu'elle a opéré en 1988 et a mis à notre disposition certains documents internes portant sur les mouvements réels des tracteurs pour les cinq jours d'une période de planification. Ces documents indiquent, entre autres, le jour et l'heure de départ de chacune des routes effectuées.

Les routes–horaires régulières effectuées par la compagnie étaient combinées et présentées en 79 *plans de travail* †, chacun couvrant les 5 jours de la période de planification. Les opérations s'effectuaient sur un réseau composé de 20 terminus, qui sont tous aussi des bases. La décomposition manuelle des plans de travail et métaroutes initiaux a généré 37 métaroutes, 54 métasegments et 886 segments.

Une analyse plus poussée des données peut être trouvée dans Crainic, Delorme et Roy (1989) ou Blanchette (1989). Mentionnons uniquement que les routes normales représentent plus de 93% de toutes les routes utilisées, que près de 90% des métasegments, représentant plus de 93% des segments, ont une fréquence de cinq départs ou plus par période de planification, et que la majorité des plans de travail (80%) prévoient que le chauffeur effectue le même trajet à chacun de ses départs de la base. Ces quelques chiffres indiquent bien la régularité des opérations correspondant à la partie stable de la demande et justifient empiriquement notre approche de résolution.

Deux ensembles de segments ont été générés à partir de ces données. Dans le premier, les temps de départ des segments sont ceux indiqués dans les documents de l'entreprise comme réellement effectués. Dans la suite de cet article, nous référons à cet ensemble sous le nom de *SC*.

---

† Par cohérence avec les définitions de la section II, le terme correct serait *métaplan de travail*. Toutefois, puisque le sens est nonambigu et afin de simplifier la présentation, nous préférons ne pas utiliser le préfixe "méta" dans ce contexte.

Nous avons nous–mêmes généré les temps de départ des segments du second ensemble, que nous appellerons *SN*. Nous avons utilisé pour cela, une règle très simple, en trois points:

(i) déterminer pour chaque paire de terminus pour laquelle un métasegment existe, des bornes inférieure et supérieure sur les temps de départ, afin qu'une remorque soit prête pour le départ le plus tôt et afin d'assurer pour le départ le plus tardif une arrivée à destination avant la fermeture des quais de chargement et déchargement;

(ii) distribuer uniformément entre ces deux bornes les départs des métasegments *non symétriques* (c'est–à–dire, pour lesquels il n'existe pas de métasegment identique en sens inverse);

(iii) diviser en deux l'intervalle des départs pour les métasegments *symétriques*, et distribuer uniformément les départs dans un sens sur une des deux moitiés et les départs dans l'autre sens sur la deuxième moitié.

Cette règle cherche à éviter que les départs en directions opposées entre deux terminus se fassent exactement à la même heure car, alors, dû aux durées des segments dans notre application, plusieurs connexions ''naturelles'' ne peuvent se réaliser, même si les périodes de chevauchement sont très étendues. Même si la règle est assez simpliste et manque quelque peu de réalisme, les résultats obtenus sont très bons. Nous reviendrons sur ce sujet lors de l'analyse des routes et résultats obtenus.

A cause de leur trop longue durée, tel le segment ''QUE – TOR'' d'une durée de conduite de onze heures, un petit nombre de segments (48, représentant 5.4% du total) ne permettent pas de former des routes–horaires normales. Ces segments doivent donc être couverts par des routes étendues qui sont normalement générées lors de la phase de post–optimisation de l'algorithme. Cependant, dans le cas présent, tous les segments étendus formaient des ''paires'' naturelles, générant des routes étendues de deux jours évidentes. Nous avons donc concentré nos efforts d'analyse sur les routes normales.

Le tableau 2 présente un résumé des résultats des diverses procédures relatives à la génération et à la sélection des routes–horaires régulières. Dans la colonne # *segments* nous avons indiqué, pour chaque jour, le nombre total de segments obtenus à partir des plans de travail de la compagnie (dans les lignes *SC*), ainsi que le nombre de segments *normaux* utilisés lors de la génération des routes (dans les lignes *SN*), indépendamment de l'ensemble de segments considéré lors de la génération. Les différences entre ces deux chiffres

| Problème | | # segments | Nombre de routes normales | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|
| Jour | Type de segments | Total Normaux | Sans retours | Avec retours | Total | Heuristique | Optimum entier |
| 1 | SC | 178 | 4559 | 4453 | 9012 | 70 | 67 |
| | SN | 165 | 6275 | 2476 | 8751 | 71 | 64 |
| 2 | SC | 176 | 3336 | 4300 | 7636 | 67 | 63 |
| | SN | 164 | 5162 | 3063 | 8225 | 70 | 63 |
| 3 | SC | 175 | 5156 | 4782 | 9938 | 70 | 69 |
| | SN | 164 | 7919 | 5221 | 13140 | 66 | 66 |
| 4 | SC | 187 | 4734 | 7600 | 12334 | 74 | 69 |
| | SN | 178 | 10906 | 6063 | 16969 | 73 | 69 |
| 5 | SC | 170 | 3532 | 6028 | 9560 | 68 | 67 |
| | SN | 167 | 7551 | 3538 | 11089 | 69 | 68 |
| Total | SC | 886 | 21317 | 27163 | 48480 | 349 | 335 |
| | SN | 838 | 37813 | 20361 | 58174 | 349 | 330 |

Tableau 2. Nombre de routes normales générées et sélectionnées

représentent le nombre de segments exigeant la formation de routes–horaires étendues.

En examinant les chiffres du tableau 2, on peut remarquer le nombre étonnamment bas de routes–horaires normales légales qui sont générées, ce qui constitue une différence marquée avec le problème équivalent dans l'aviation. Ce fait s'explique toutefois facilement lorsqu'on note, qu'à la différence du problème des horaires des pilotes, la plupart des métasegments formant les routes–horaires dans le camionnage de charges partielles ont des longues durées, comparativement à la durée maximale de travail. Cela garantit que le nombre de routes normales (et des routes partielles) est limité et que toutes peuvent être générées sans difficultés.

Le phénomème mentionné au paragraphe précédent est aussi apparent dans le tableau 3, qui présente une distribution des routes–horaires générées à partir des segments de l'ensemble *SN*, selon le nombre de segments les composant. En effet, on peut observer que la composition de plus de 99% des routes générées a quatre segments ou moins, avec près de 95% des routes couvrant exactement ce nombre.

Le même tableau indique également le nombre de routes–horaires dont la composition comprend un ''nu''. Notons que l'occurrence de telles routes est faible, 12.5% du nombre total de routes. Ce sont généralement les essais de construire des routes–horaires couvrant beaucoup de segments qui mènent à des routes comportant des ''nus''.

Dans la colonne *Heuristique* du tableau 2, nous avons indiqué le nombre de routes–horaires sélectionnées par la procédure heuristique présentée à la section 6.2. Il est intéressant de noter le faible nombre de ces routes, ce qui assure une résolution très efficace du problème linéaire. Aux étapes subséquentes, l'application du critère des coûts marginaux négatifs fera en sorte qu'au plus la moitié des autres routes–horaires seront sélectionnées. Ce nombre peut être réduit en appliquant la procédure indiquée à la section 6.3.

Concernant ce dernier point, on note l'influence des paramètres d'exécution du programme de programmation linéaire (nous utilisons le programme XLP du logiciel XMP; voir XMP, 1987 ou Marsten, 1981), sur les solutions obtenues. A titre d'exemple, nous présentons dans le tableau 4 les valeurs des solutions aux problèmes de recouvrement (''P.L.'' : solution de la relaxation linéaire; ''Arr.'' : solution entière arrondie; ''Opt.'' : solution optimale entière) pour trois valeurs de la *fréquence de re–factorisation* de la base du programme linéaire utilisée par le logiciel.

L'examen des valeurs présentées dans ce tableau révèle que la composition de l'ensemble optimal de routes–horaires choisi par le programme linéaire varie selon la valeur de la fréquence de re–factorisation. En effet, le problème a un nombre élévé de solutions multiples, à cause de la structure des formules de coût et de productivité qu'il incorpore. Ce nombre est encore plus important dans le cas de la relaxation linéaire. Deux solutions optimales multiples pour le problème linéaire n'engendrent toutefois pas nécessairement deux solutions entières multiples. Or, il semble que ce soit exactement le phénomène produit par la variation de la fréquence de re–factorisation. Les variations observées dans les valeurs des

| Jour | Type | Nombre de segments par route | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | | 2 | 4 | 6 | 8 | Total |
| 1 | sans nu | 404 | 7135 | | | 7539 |
| | avec nu | 81 | 1089 | 38 | 4 | 1212 |
| | total | 485 | 8224 | 38 | 4 | 8751 |
| 2 | sans nu | 366 | 6482 | 32 | | 6880 |
| | avec nu | 76 | 925 | 257 | 87 | 1345 |
| | total | 442 | 7407 | 289 | 87 | 8225 |
| 3 | sans nu | 438 | 11326 | | | 11764 |
| | avec nu | 77 | 1291 | 4 | 4 | 1376 |
| | total | 515 | 12617 | 4 | 4 | 13140 |
| 4 | sans nu | 467 | 14711 | | | 15178 |
| | avec nu | 87 | 1662 | 38 | 4 | 1791 |
| | total | 554 | 16373 | 38 | 4 | 16969 |
| 5 | sans nu | 430 | 9121 | | | 9551 |
| | avec nu | 80 | 1416 | 38 | 4 | 1538 |
| | total | 510 | 10537 | 38 | 4 | 11089 |
| Total | sans nu | 2105 | 48775 | 32 | | 50912 |
| | avec nu | 401 | 6383 | 375 | 103 | 7262 |
| | total | 2506 | 55158 | 407 | 103 | 58174 |

Tableau 3. Distribution des routes–horaires générées

solutions entières ne sont pas très élevées, mais peuvent entraîner des différences dans le nombre de chauffeurs requis par les routes retenues.

Il faut donc tenir compte de ce phénomène. Pour notre application, la meilleure valeur du paramètre fréquence de re–factorisation semble être de 100. Celui–ci devrait cependant être

calibré pour chaque application particulière.

D'un autre côté, il est intéressant de noter que la résolution du problème relaxé offre une très bonne borne inférieure sur la solution optimale du problème original. Nous avons même observé un cas (jour 1) où la solution de la relaxation était aussi optimale pour le problème entier.

| Jour | Facteur = 50 | | | Facteur = 100 | | | Facteur = 120 | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| | P.L. | Arr. | Opt. | P.L. | Arr. | Opt. | P.L. | Arr. | Opt. |
| 1 | - | - | - | 110.41 | 110.41 | 110.41 | 110.41 | 110.41 | 110.41 |
| 2 | 106.23 | 106.23 | 106.23 | 106.23 | 160.73 | 115.73 | 106.23 | 113.23 | 107.73 |
| 3 | 107.38 | 166.63 | 112.63 | 107.38 | 156.13 | 110.13 | 107.38 | 161.13 | 113.63 |
| 4 | - | - | - | 116.83 | 168.58 | 120.58 | 116.83 | 169.08 | 120.58 |
| 5 | 110.69 | 163.31 | 116.06 | 110.69 | 175.06 | 114.06 | 110.69 | 178.81 | 119.06 |

Tableau 4. Valeurs des objectifs et fréquences de re–factorisation

On trouve dans la colonne *Optimum entier* du tableau 2, le nombre de routes–horaires retenues dans la solution optimale du problème de recouvrement d'ensembles. Notons que ce nombre est inférieur à celui des routes séléctionnées par l'heuristique, et que plusieurs parmi ces dernières ont été remplacées lors des phases de post–optimisation.

La répartition des routes–horaires sélectionnées selon la composition se retrouve au tableau 5. On y observe que la grande majorité des routes retenues présente la caractéristique de contenir peu de segments dans leur composition: 35.15% des routes sont composées de quatre segments, tandis que 63.3% d'entre elles sont composées de deux segments seulement. Par ailleurs, le nombre de routes–horaires comportant un "nu" est extrêmement réduit, représentant seulement 1.2% du total. Ces résultats sont obtenus en utilisant les segments *SN*. Les résultats obtenus à partir de l'ensemble *SC* sont équivalents.

Examinons maintenant la couverture obtenue à l'aide de ces routes–horaires. La plupart des segments, 92.72% dans le cas de l'ensemble *SN*, sont recouverts une fois seulement. Ces

résultats sont excellents pour une formulation de recouvrement d'ensembles. Cependant, les segments surcouverts, même s'ils ne représentent qu'une faible proportion de l'ensemble (6.32% sont recouverts deux fois et 0.95% sont recouverts trois fois), correspondent à des ''nus'', mouvements non–productifs et donc à éviter.

| Jour | Type | Nombre de segments par route | | | | |
|---|---|---|---|---|---|---|
| | | 2 | 4 | 6 | 8+ | Total |
| 1 | sans nu | 43 | 20 | | | 63 |
| | avec nu | | | 1 | | 1 |
| 2 | sans nu | 41 | 21 | 1 | | 63 |
| | avec nu | | | | | 0 |
| 3 | sans nu | 41 | 24 | | | 65 |
| | avec nu | | | 1 | | 1 |
| 4 | sans nu | 43 | 25 | | | 68 |
| | avec nu | | | 1 | | 1 |
| 5 | sans nu | 41 | 26 | | | 67 |
| | avec nu | | | 1 | | 68 |
| Total | sans nu | 209 | 116 | 1 | | 326 |
| | avec nu | | | 4 | | 4 |
| Total | | 209 | 116 | 5 | 0 | 330 |

Tableau 5. Composition des routes–horaires optimales

Plusieurs causes combinent leurs effets pour donner naissance au phénomène de la sur–couverture. Premièrement, ni la fonction de coût ''réel'', ni celle basée sur la productivité, ne peut mesurer adéquatement l'impact des ''nus'' signalés par une surcouverture. En effet, un ''nu'' introduit dans une route lors de la génération, peut être détecté et les mesures de coût sont alors ajustées en conséquence. Entre autres, le temps de conduite associé à ce

segment n'est pas considéré comme du temps productif. Mais, puisqu'on ne connaît pas avant l'obtention de la solution optimale quels segments seront surcouverts et à quel degré, il n'y a pas de façon efficace d'ajuster le coût des routes, pendant l'optimisation, afin de tenir compte de ce phénomène.

La principale cause de la surcouverture des segments est due aux règles arbitraires d'attribution des temps de départ des segments, qui sont en général singulièrement plus rigides que celles utilisées dans le quotidien opérationnel. Par exemple, dans le cas de l'application présentée ici, l'utilisation de ces règles implique que toutes les routes dans un des deux sens partent avant toutes celles dans l'autre sens, chaque direction utilisant la moitié de l'intervalle de temps prévu. Or, cette politique fait que certains segments, surtout ceux aux extrémités des intervalles, ne peuvent faire de connexions légales et requièrent des ''nus''. Ceci contraste avec la réalité opérationnelle, où le voyage de retour s'effectue une fois complété le voyage aller. Mentionnons toutefois que, dans certaines situations, une surcouverture de certains segments est nécessaire afin d'assurer la réalisabilité du problème. Un tel cas se présente, par exemple, lorsqu'il y a un débalancement marqué entre les fréquences des déplacements opposés entre deux terminus. Nos données présentaient cette caractéristique.

Ce phénomème est de même nature que celui de ''deadheading'' et des exceptions de fréquence observé dans l'aviation (Gershkoff, 1989; Crainic et Rousseau, 1987), et peut, de la même manière, être traité par des procedures ''post–optimales'' de détection et ajustement des temps de départ. Ce traitement est d'autant plus aisé que l'algorithme ne produit qu'un très petit nombre de segments surcouverts. Nous avons ainsi, par simple inspection et ajustement manuel, facilement réduit de 41% le nombre de segments surcouverts dans la solution au problème étudié.

Nous concluons cette section en mentionnant quelques résultats concernant la qualité des solutions obtenues.

Puisque pour ces tests nous sommes partis des horaires et segments utilisés par la compagnie, les routes–horaires retenues par notre approche sont similaires à celles composant les plans de travail de la compagnie. Nous observons toutefois, que l'application de la méthodologie que nous proposons a entraîné, dans tous les cas, une recherche de routes plus productives, plus efficientes, utilisant mieux le temps disponible dans une période de travail.

Cette recherche de l'efficience se traduit par des gains appréciables dans plusieurs mesures de productivité. En particulier, pour un coût total similaire, nous avons obtenu une diminution de l'ordre de 17% du coût de productivité, ce qui se traduit par une diminution d'environ 13% du nombre de routes effectuées et de près de 10% du nombre de chauffeurs, et donc de tracteurs, nécessaires pour satisfaire la demande. Des gains encore plus importants, dans toutes les mesures de productivité, peuvent être attendus lorsque l'optimisation se fait directement à partir des données du plan de transport.

Soulignons, par ailleurs, que tout gain de productivité obtenu au niveau des routes–horaires régulières entraîne aussi des améliorations dans l'utilisation du matériel, surtout une diminution dans le nombre de tracteurs requis, contribuant ainsi à une meilleure performance économique de l'entreprise. Donc, les gains importants de productivité, déjà obtenus par l'intermédiaire des solutions actuelles, soulignent l'intérêt de celles–ci et démontrent le succès de l'approche que nous proposons.

## VIII. CONCLUSIONS ET PERSPECTIVES

Nous avons présenté une méthodologie efficace pour traiter le problème de l'établissement des routes–horaires régulières pour le camionnage de charges partielles. Cette méthodologie est basée sur une formulation du problème comme un modèle de recouvrement d'ensembles, résolu par une approche de relaxation, de décomposition et de génération de colonnes.

L'approche que nous proposons est générale, flexible et adaptable. Les résultats obtenus indiquent que des gains très intéressants peuvent être obtenus, par l'application de cette méthodologie, au niveau de la productivité, de l'efficacité et du coût des routes utilisées. Ces gains se traduisent directement dans une utilisation plus efficace des ressources humaines et de l'équipement routier, donc dans une efficacité accrue des opérations de l'entreprise.

Notons, en terminant, que le complément naturel à la méthodologie présentée dans cet article est la construction d'un système interactif–graphique qui permettrait à l'usager d'interagir avec le système, de facilement utiliser les modèles et procédures de recherche opérationnelle le composant, de diriger le processus de recherche des solutions, de spécifier des choix (e.g. lors de la spécification des temps de départ des services) et d'indiquer des alternatives (pour le choix des parcours, par exemple). Cela assurerait aussi une intégration plus rapide et efficace de la méthodologie au sein des entreprises et contribuerait à l'essor et à l'accroissement de l'efficacité et de la compétitivité de l'industrie du transport routier de charges partielles.

## REMERCIEMENTS

Nous tenons à remercier Madame Lucie Bibeau, programmeur–analyste au Centre de recherche sur les transports, pour son excellent travail dans le cadre de ce projet. Nous voulons aussi féliciter Monsieur Alain Blanchette pour son succès lors de ses activités avec l'industrie. Ce projet a été rendu possible grâce à une subvention du programme des ''Actions concertées sur le transport des marchandises'' du fonds F.C.A.R. et du Ministère des Transports du Québec. Le financement supplémentaire est venu des subventions pour dépenses courantes C.R.S.N.G. des chercheurs principaux et d'une subvention spéciale de la Fondation de l'Université du Québec à Montréal.

## BIBLIOGRAPHIE

Baker E., Bodin L.D., Finnegan W. et Ponder R. (1979), *Efficient Heuristic Solutions to an Airline Crew Scheduling Problem,* **AIIE Transactions** 11 (2).

Blanchette A. (1989), *Etablissement des routes et horaires réguliers dans les entreprises de transport routier des marchandises,* mémoire M.B.A. – recherche, département des Sciences administratives, Université du Québec à Montréal, publication #663, Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal.

Crainic T.G. (1982), *Un modèle de planification tactique pour le transport ferroviaire des marchandises,* thèse de doctorat, Publication #247, Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal.

Crainic T.G. (1988), *Rail Tactical Planning: Issues, Models and Tools*, **Freight Transport Planning and Logistics**, L. Bianco et A. La Bella (éditeurs), 463-509, Springer-Verlag.

Crainic T.G. et Rousseau J.-M. (1986), *Multicommodity, Multimode Freight Transportation: A General Modeling and Algorithmic Framework for the Service Network Design Problem,* **Transportation Research B** 20(3), 225-242.

Crainic T.G. et Rousseau J.-M. (1987), *The Column Generation Principle and the Airline Crew Scheduling Problem* , **INFOR** 25 (2), 136-151.

Crainic T.G. et Roy J. (1988), *O.R. Tools for Tactical Freight Transportation Planning*, **European Journal of Operations Research** 33 (3), 290-297.

Crainic T.G. et Roy J. (1989), *The Design of Regular Intercity Driver Routes in the LTL Motor Carrier Industry*, Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal.

Crainic T.G., Roy J. et Delorme L. (1989), *Le problème de l'établissement des routes–horaires dans le transport routier de charges partielles,* publication #636, Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal.

Delorme L. Roy J. et Rousseau J.M. (1988), *Motor–Carriers Operations Planning Models: A State of the Art*, in *Freight Transport Planning and Logistics* L. Bianco et A. La Bella (éditeurs), 510-545, Springer-Verlag.

Desrochers M. (1986), *La fabrication d'horaires de travail pour les conducteurs d'autobus par une méthode de génération de colonnes,* thèse de doctorat, Publication #470, Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal.

Garfinkel R.S. et Nemhauser G.L. (1972), *Integer Programming*, John Wiley & Sons.

Gershkoff I. (1989), *Optimizing Flight Crew Schedules*, **Interfaces** 19(4), 29-43.

Lavoie S., Minoux M. et Odier E. (1985), *A New Approach of Crew Pairing Problems by Column Generation and Application to Air Transports,* Publication #439, Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal.

Marsten R.E. (1981), *The Design of the XMP Linear Programming Library*, **Transactions on Mathematical Software** 7 (4).

Rousseau J.-M. (1984), *Crew Scheduling Methods in the Operation and Planning of Transportation Systems*, in *Transportation Planning Models*, M. Florian (éditeur), 439-474, North-Holland.

Roy J. (1984), *Un modèle de planification globale pour le transport routier des marchandises*, Thèse de doctorat, publication #402, Centre de recherche sur les transports, Université de Montréal.

Roy J. et Delorme L. (1989), *NETPLAN: A Network Optimization Model for Tactical Planning in the Less-than-Truckload Motor-Carrier Industry*, **INFOR** 27 (1), 22-35.

Salkin H.M. (1975), *Integer Programming*, Addison-Wesley.

XMP (1987), *XLP Technical Reference Manual*, XMP Software Inc., Tucson, Arizona, U.S.A.